

文章编号:1007-5321(2010)06-0043-05

IEEE 802.11a DCF 协议吞吐量与时延性能分析

高 峰, 高泽华, 文 柳, 张 兵, 徐大雄

(光通信与光电子学教育部重点实验室(北京邮电大学), 北京 100876)

摘要: 为了准确评估 IEEE 802.11a 系统性能,指导同层规划工作,提出了改进二维 Markov 模型. 从成帧效率和分布式协调功能(DCF)协议效率 2 个方面对 IEEE 802.11a 无线局域网(WLAN)的性能进行分析,得出饱和条件下系统归一化吞吐率和平均分组时延,并以此为基础,给出了不同节点数条件下,基本接入模式和请求发送/确认发送(RTS/CTS)模式切换门限值,使网络性能达到最优.

关 键 词: IEEE 802.11a; 分布式协调功能; 马尔可夫; 请求发送/确认发送门限

中图分类号: TN925.93

文献标志码: A

Performance Analysis of WLAN Based on IEEE 802.11a

GAO Feng, GAO Ze-hua, WEN Liu, ZHANG Bing, XU Da-xiong

(Key Laboratory of Information Photonics and Optical Communications (Beijing University of Posts and Telecommunications),
Ministry of Education, Beijing 100876, China)

Abstract: To improve the accuracy of evaluation on IEEE 802.11a data service supporting capacity and guide network planning work, a modified two-dimensional Markov chain model of the backoff window scheme is proposed. By analyzing the IEEE 802.11a wireless local area network (WLAN) system performance in the aspect of framing efficiency and distributed coordination function (DCF) efficiency, the normalized system throughput and average packet delay under the condition of saturation are found. On the basis of that, the handoff thresholds for basic access mode and request to send/clear to send (RTS/CTS) mode for diverse number of nodes are given, thus the system performance is optimized.

Key words: IEEE 802.11a; distributed coordination function; Markov; request to send/clear to send threshold

IEEE 802.11a 媒体接入控制(MAC)层采用分布式协调功能(DCF)机制来实现无线信道的共享,文献[1]对其物理层和 MAC 层成帧效率进行了详细的分析;文献[2]中利用提出的二维离散 Markov 模型对 DCF 性能进行了分析^[2],多位研究者又对文献[2]的模型进行了改进^[3-4]. 本文在前人研究的基础上^[1-4],将 IEEE 802.11a 协议归一化吞吐率表示为成帧效率和 DCF 协议效率 2 部分之积,并提出了改进模型,同时将新模型结合文献[5]中的 MAC 层

接入时延分析方法进行了改进,分析了基本接入模式和 RTS/CTS 模式下的性能差异,并给出 2 种接入模式的切换门限值.

1 IEEE 802.11a DCF 协议性能分析

不考虑物理层传输错误,定义归一化系统吞吐率为

$$S = \frac{\text{净数据率}}{\text{标称数据率}} \quad (1)$$

其中,净数据率为用户可得的数据速率;标称数据率为 IEEE 802.11a 标准中标称的数据速率。

文献[1]提出,式(1)可等效为

$$S = \eta_{\text{frame}} \eta_{\text{DCF}} \quad (2)$$

其中, η_{frame} 为成帧效率因子,其值等于 1 帧中有效载荷的传输时间与 1 帧物理层传输时间之比; η_{DCF} 为 DCF 协议效率因子,其值等于 1 个系统时隙中成功传送有效载荷的时长与 1 个系统时隙的平均长度之比。

关于成帧效率的计算在文献[1]中已有详细介绍,此处不再赘述。

参照文献[2]的建模过程和分析方法,令 $b(t)$ 表示某个节点的退避计数器值。取离散整数时间点 t 和 $t+1$ 分别表示 2 个相邻时隙的起始时刻,根据二进制指数退避机制,在每个空闲时隙的起始时刻退避计数器减 1。这样, $b(t)$ 成为一个离散时间随机过程。

每个节点的退避计数器值都与其传输历史有关,且随机过程 $b(t)$ 是非 Markov 的。由于 1 个数据帧所经历的碰撞次数是随机的,故退避阶数 $s(t)$ 也是一个随机过程。本文采用文献[2-5]中同样的假设条件:不论某一数据帧经历了多少次重传,当其进行每次传输尝试时,该数据帧与其他数据帧发生碰撞的概率 p 始终独立,且保持恒定。由这一假设可知,退避过程因发生碰撞而在退避阶之间发生转移的概率等于 p (p 为固定值,等于其余 $n-1$ 个站点中至少有 1 个站点在发送数据帧的概率, $p = 1 - (1 - \tau)^{n-1}$),与其传输历史无关。此外,在 1 个退避阶内,退避计数器值的变化也与节点所处的退避阶无关,只与上一时隙的退避计数器取值有关。因此,可将二维随机过程 $\{s(t), b(t)\}$ 表示为 1 个 Markov 链,如图 1 所示。

在该 Markov 链模型中, m 表示节点执行退避过程的最大次数,即最大重传数; m' 表示竞争窗口 (CW) 由初始竞争窗口值 $W_{\min} + 1$ 到最大竞争窗口值 $W_{\max} + 1$ 的指数增加过程中最大变化次数,一旦 CW 达到最大竞争窗口值 $W_{\max} + 1$, CW 将维持不变直到被重置成初始竞争窗口大小,因此有

$$\begin{cases} W_i = 2^i W_0 & i \leq m' \\ W_i = 2^{m'} W_0 & i > m' \end{cases} \quad (3)$$

其中, $W_0 = (W_{\min} + 1)$, 且 $2^{m'} W_0 = (W_{\max} + 1)$ 。

Markov 状态转移图中,水平方向上从右向左单步状态转移代表节点退避计数器的值减 1,垂直方

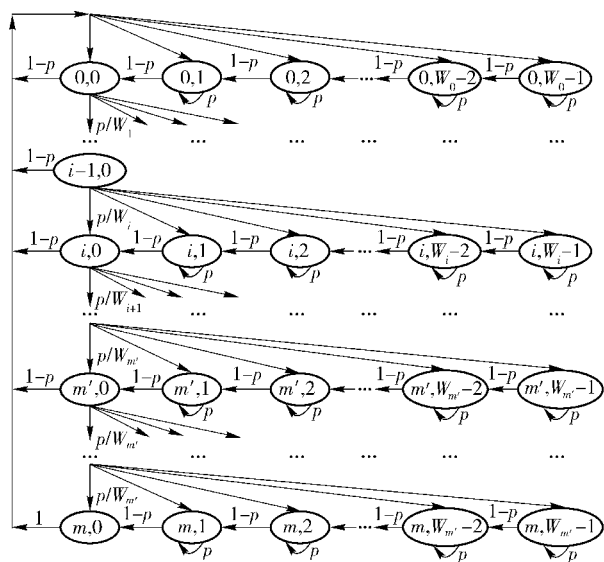


图 1 退避窗口机制的改进 Markov 模型

向上自上至下单步状态转移代表节点在空口上发生 1 次碰撞。

由 Markov 状态转移图可得 5 个单步转移概率。

1) 站点监测到无线信道空闲,将其退避计数器减 1 的概率为

$$P\{i, k | i, k+1\} = 1 - p, \quad k \in [0, W_i - 2], i \in [0, m] \quad (4)$$

2) 站点监测到无线信道忙,将其退避计数器冻结的概率为

$$P\{i, k | i, k\} = p, \quad k \in [0, W_i - 1], i \in [0, m] \quad (5)$$

3) 站点退避计数器值减为 0,将当前帧成功发送,返回 0 级退避状态,并重新选择退避计数器为 k 的概率为

$$P\{0, k | i, 0\} = \frac{1-p}{W_0}, \quad k \in [0, W_0 - 1], i \in [0, m-1] \quad (6)$$

4) 站点发送数据不成功,进入下一级退避状态,并重新选择退避计数器的值为 k 的概率为

$$P\{i, k | i-1, 0\} = \frac{p}{W_i}, \quad k \in [0, W_i - 1], i \in [0, m] \quad (7)$$

5) 站点经过多次重传达到最大退避级数 m ,无论接下来发送成功或失败,将返回初始状态,重新选择退避计数器值 k ,准备传输下一帧的概率为

$$P\{0, k | m, 0\} = \frac{1}{W_0}, \quad k \in [0, W_0 - 1] \quad (8)$$

令 $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\} \quad (k \in [0, W_i -$

1], $i \in [0, m]$) 为 Markov 链的稳态分布概率, 有

$$b_{i,0} = b_{0,0}p^i, \quad i \in [0, m] \quad (9)$$

经推导得

$$b_{i,k} = \frac{b_{i,0}(W_i - k)}{W_i(1-p)}, \quad 0 \leq i \leq m, 0 < k \leq W_i - 1 \quad (10)$$

由于稳态分布具有归一化条件, 可得

$$\sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = 1 \quad (11)$$

结合式(9) ~ 式(11), 有

$$b_{0,0} = \begin{cases} \frac{2(1-p)^2(1-2p)}{W_0(1-p)(1-(2p)^{m+1}) + (1-2p)^2(1-p^{m+1})}, & m \leq m' \\ \frac{2(1-p)^2(1-2p)}{P_1 + P_2 + P_3}, & m > m' \end{cases} \quad (12)$$

其中

$$P_1 = W_0(1 - (2p)^{m'+1})(1-p)$$

$$P_2 = W_0p(1-2p)(2p)^{m'}(1-p^{m-m'})$$

$$P_3 = (1-2p)^2(1-p^{m+1})$$

系统中任一个站点在 1 个随机时隙内传输数据的概率可表示为

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \sum_{i=0}^m p^i b_{0,0} = \frac{b_{0,0}(1-p^{m+1})}{1-p} \quad (13)$$

由 $p = 1 - (1-\tau)^{n-1}$, 得

$$\tau = 1 - (1-p)^{\frac{1}{n-1}} \quad (14)$$

其中 n 为不同竞争节点数. 联立式(12) ~ 式(14), 即可求出 p 和 τ 的值.

定义 DCF 协议效率因子为

$$\eta_{DCF} = \frac{p_s p_{tr} t_{frame}}{(1-p_{tr})\sigma + p_s p_{tr} T_s + p_{tr}(1-p_s)T_c} \quad (15)$$

其中, t_{frame} 为 1 帧传输时间; T_s 为成功传输 1 帧导致信道忙的平均时长; T_c 为节点发生 1 次传输冲突的平均时长; σ 为时隙长度; p_{tr} 为 1 个系统时隙中至少有 1 帧在传输的概率; p_s 为 1 个系统时隙内有且仅有 1 帧传输成功的概率^[2].

$$p_{tr} = 1 - (1-\tau)^n \quad (16)$$

$$p_s = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}}{1 - (1-\tau)^n} \quad (17)$$

基本接入模式下, T_s 和 T_c 表达式为 T_s^{bas} 和 T_c^{bas} .

$$\begin{cases} T_s^{bas} = \delta_{DIFS} + t_{frame} + \delta + \delta_{SIFS} + T_{ACK} + \delta \\ T_c^{bas} = \delta_{DIFS} + t_{frame}^* + \delta + \delta_{SIFS} + T_{ACK} + \delta \end{cases} \quad (18)$$

采用 RTS/CTS 接入方式时, T_s 和 T_c 表达式为

$$\begin{cases} T_s^{RTS} \text{ 和 } T_c^{RTS} \\ T_s^{RTS} = \delta_{DIFS} + T_{RTS} + 3\delta_{SIFS} + T_{CTS} + t_{frame} + T_{ACK} + 4\delta \\ T_c^{RTS} = \delta_{DIFS} + T_{RTS} + \delta_{SIFS} + T_{CTS} + 2\delta \end{cases} \quad (19)$$

其中, δ 为传播时延; δ_{DIFS} 为分布式协调帧间隔; δ_{SIFS} 为最短帧间隔; t_{frame}^* 为每次冲突中最长负载包的传输时长. 本文假设所有数据包具有相同的长度, 因此有 $t_{frame} = t_{frame}^*$, T_{RTS} 、 T_{CTS} 、 T_{ACK} 分别为 RTS、CTS 和 ACK 数据包的传输时长.

2 IEEE 802.11a 介质访问延迟分析

因为假设每个节点总有数据要发送, 所以介质访问延迟可以表示成 1 个节点连续 2 次成功发送数据帧之间的时间间隔^[5], 即

$$E[M] = E[X]E[s] \quad (20)$$

其中, $E[s]$ 表示 1 个系统时隙的平均时长, 且

$$E[s] = (1-p_{tr})\sigma + p_{tr}p_s T_s + p_{tr}(1-p_s)T_c \quad (21)$$

$E[X]$ 表示为完成 1 次成功的传输, 节点所要等待的平均系统时隙数, 且 $E[X] = \sum_{i=0}^m d_i q_i$, d_i 为在第 i 个退避状态下, 1 个分组在发送前所经历的平均系统时隙数; q_i 为分组退避至第 i 个等级 (假设分组最终没有被丢弃) 的概率^[5].

令 $E[Z]$ 为分组由 $b_{i,k}$ 转为 $b_{i,k-1}$ ($i \in [0, m]$, $k \in [1, W_i - 1]$) 状态过程中所经历的平均系统时隙数, 则

$$E[Z] = \sum_{n=1}^{\infty} np^{n-1}(1-p) = \frac{1}{1-p} \quad (22)$$

$$d_i = \frac{E[Z]}{W_i} \sum_{x=0}^{W_i-1} x = \frac{W_i - 1}{2(1-p)}, \quad i \in [0, m] \quad (23)$$

$$q_i = \frac{p^i - p^{m+1}}{1 - p^{m+1}}, \quad i \in [0, m] \quad (24)$$

因此, 有

$$E[X] = \sum_{i=0}^m d_i q_i = \sum_{i=0}^m \frac{(W_i - 1)(p^i - p^{m+1})}{2(1-p)(1 - p^{m+1})} \quad (25)$$

$$E[M] = E[X]E[s] = E[s] \frac{(W_i - 1)(p^i - p^{m+1})}{2(1-p)(1 - p^{m+1})} \quad (26)$$

3 分析结果

3.1 IEEE 802.11a 饱和状态系统归一化吞吐率

实验采用的参数基于 IEEE 802.11a 标准,令无线帧数据部分分别为 2 048、1 024、256 byte. 其在基本接入模式下和 RTS/CTS(握手)模式下的饱和吞吐率如图 2 所示.

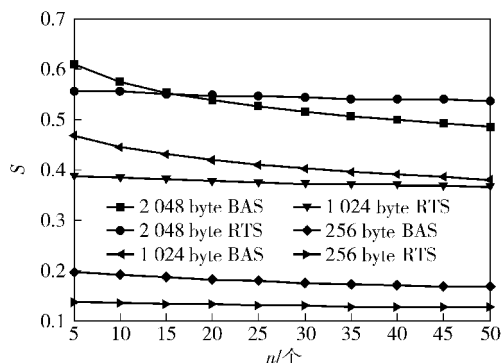


图2 基本接入模式及 RTS/CTS 模式系统归一化吞吐率

由图 2 可见,随着帧长的减小,系统归一化吞吐率迅速下降. 在相同帧长条件下,RTS/CTS 模式下系统归一化吞吐率对系统中竞争站点数不敏感. 而基本接入模式下,其系统吞吐率会随着系统中站点数的增加而下降. 不同帧长条件下系统归一化吞吐率如图 3 所示.

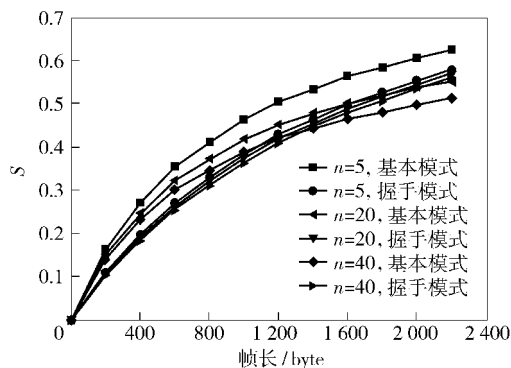


图3 不同帧长条件下系统归一化吞吐率

由图 3 可见,对于不同的帧长,基本接入模式与 RTS/CTS 模式下的性能存在较大差异. 在大帧长条件下,如果网络中用户数较多,则 RTS/CTS 机制的性能优于基本接入机制;而在小帧长条件下,RTS/CTS 模式的性能不及基本接入模式. 此外,RTS/CTS 对于网络中竞争节点数不敏感.

3.2 IEEE 802.11a 饱和状态 MAC 层接入时延

不同长度数据帧在基本接入模式及 RTS/CTS 接入模式下的平均 MAC 层接入时延如图 4 所示. 从图 4 可知,在大帧长条件下,基本接入模式 MAC 层时延随站点数增加而线性增加,RTS/CTS 模式时延性能优于基本接入模式;在小帧长条件下,基本接入模式时延性能优于 RTS/CTS 模式. 这主要是因为 RTS/CTS 模式使碰撞只发生在 RTS 阶段,避免了大帧长数据的碰撞,提升了系统时延性能. 而在小帧长条件下,RTS/CTS 控制帧引入了过多开销,导致系统性能下降. 因而在实际系统中,RTS/CTS 模式启动门限的设置成为关键问题.

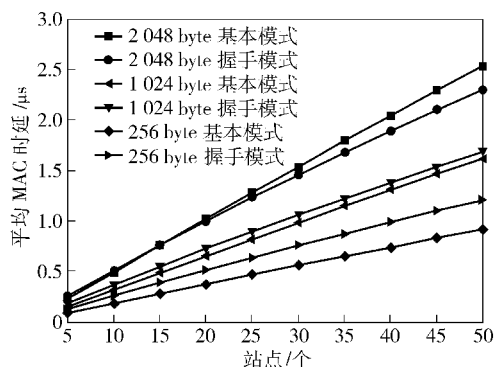


图4 IEEE 802.11a MAC 层接入时延

不同节点数条件下,基本模式和 RTS/CTS 模式的切换门限如图 5 所示. 根据分析结果合理设置 RTS/CTS 模式启动门限,即可获得最佳系统性能.

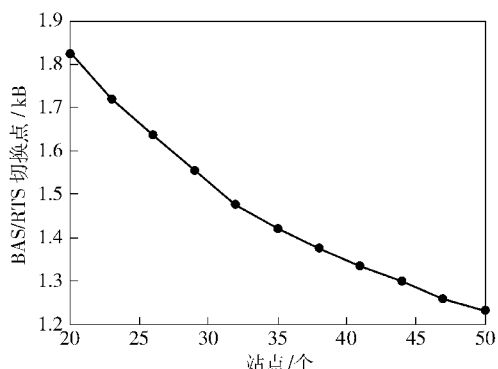


图5 基本模式和 RTS/CTS 模式切换门限

4 结束语

通过研究 IEEE 802.11a DCF 接入控制机制,并改进退避窗口机制的二维 Markov 模型,分析数据帧长和竞争节点数对系统吞吐量及时延性能的影响. 同时给出了不同节点数条件下,基本接入模式与

RTS/CTS 模式切换门限值设置方法,使网络性能达到最优。

参考文献:

- [1] Wen Liu, Gao Zehua, Gao Feng. Performance analysis of IEEE 802.11a in non-saturation conditions [C] // IC-NIDC2009. Beijing: IEEE Press, 2009: 837-841.
 - [2] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 18(3): 535-547.
 - [3] Wu Haitao, Peng Yong, Long Keping. Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 WLAN: analysis and enhancement [C] // INFOCOM 2002. New York: IEEE Press, 2002: 599-607.
 - [4] Vardakas J S, Sidiropoulos M K, Logothetis M D. Performance behaviour of IEEE 802.11 distributed coordination function [J]. Circuits, Devices & Systems, IET. 2008, 2(1): 50-59.
 - [5] Chatzimisios P, Boucouvalas A C, Vitsas V. Packet delay analysis of IEEE 802.11 MAC protocol. Electronics Letters, 2003, 39(18): 1358-1359.
-
- (上接第 16 页)
- [2] Ehrhardt A, Breuer D, Fritzsche D, et al. Field trial to upgrade an existing 10 Gbit/s DWDM link by 40 Gbit/s RZ-DQPSK channels [C] // ICTON'07. Rome: IEEE Press, 2007: 34-38.
 - [3] Grosz D F, Agarwal A, Kung A P, et al. The power of dispersion management for 10 Gb/s and 40 Gb/s systems [C] // OFC/NFOEC 2006. San Diego: IEEE Press, 2006: OFD4.
 - [4] Zulkifli N, Guild K. Moving towards upgradeable all-optical networks through impairment-aware RWA algorithms [C] // OFC/NFOEC 2007. San Diego: IEEE Press, 2007: OWR3.
 - [5] Gao Guanjun, Zhang Jie, Gu Wanyi, et al. Channel plan for upgrading capacity in multi-rate transparent networks [C] // OECC 2009. Hongkong: IEEE Press, 2009: 13-17.
 - [6] Winzer P J, Essiambre R. Advanced optical modulation formats [J]. Proceedings of the IEEE, 2006, 94(5): 952-985.
 - [7] Winzer P J, Essiambre R. Advanced modulation formats for high-capacity optical transport networks [J]. Journal of Lightwave Technology, 2006, 24(12): 4711-4728.
 - [8] 郭秉礼, 黄善国, 顾婉仪, 等. 基于负载均衡的联合路由策略[J]. 北京邮电大学学报, 2009, 32(4): 1-5. Guo Bingli, Huang Shanguo, Gu Wanyi, et al. An integrated routing scheme with load balancing consideration [J]. Journal of Beijing University of Posts and Telecommunications, 2009, 32(4): 1-5.